Таблица. Соотношение между формальной и диалектической логикой

АМИ	Логика планов АМИ	Диалектическая логика	Мышление АМИ	
			Творческое	Бытовое
сознание	формальная	Опредмечивание отрицания	синтез ⇑	тезис ⇓
подсознание	воображаемая	Отрицание отрицания	антитезис ⇓	антитезис ⇑
бессознание	генная	Отрицание предметности	тезис ⇑	синтез ⇓
Внешняя среда с предметными (спектральными) характеристиками				

Итак, в концепте АМИ мы получили достаточные основания различать единство и противоположность принципиально различных видов логики, включая логику воображаемую (образную), а не пытаться алогично выделять в философской категории "сознание" не только сознательные, но и подсознательные, и бессознательные предикаты формальной логики, – как это было принято в философствующей психологии.

А. А. Солощенков

Московский государственный университет,

soloshchenkov@gmail.com

АНАЛИТИКО-ТАБЛИЧНАЯ АКСИОМАТИЗАЦИЯ ЛОГИКИ V1 А. АРРУДЫ

В [1] представлена паранепротиворечивая система V1, являющаяся одной из возможных экспликаций логических идей Н.А. Васильева. Предлагаем аналитико-табличную аксиоматизацию TV1 этой системы. V1 является пропозициональным исчислением, алфавиту которого принадлежат только: (1) классические пропозициональные переменные q_1, q_2, q_3, …; (2) пропозициональные переменные Васильева p_1, p_2, p_3, …; (3) логические связки &, $\vee$, $\supset$, $\neg$; (4) правая и левая скобки),

(. Формула в данном языке определяется стандартно. Буквы A, B и C используются только для обозначения формул этого языка. Схемы аксиом системы V1:

(I) $A \supset (B \supset A)$;

(II) $(A \supset (B \supset C))((A \supset B) \supset (A \supset C))$;

(III) $A \supset (B \supset (A\&B))$;

(IV) $(A\&B) \supset A$;

(V) $(A\&B) \supset B$;

(VI) $A \supset (A \vee B)$;

(VII) $B \supset (A \vee B)$;

(VIII) $(A \supset C) \supset ((B \supset C) \supset ((A \vee B) \supset C))$;

(IX) $A \supset \neg A$;

(X) $B \supset (\neg B \supset A)$.

На схему аксиом (X) накладывается следующее ограничение: $B \notin \{p_1, p_2, p_3, \ldots\}$. Modus ponens есть единственное правило вывода в этом исчислении. Доказательство в V1 строится обычным образом. Построим аналитико-табличное исчисление TV1, эквиполентное исчислению V1 в смысле формулируемой ниже **теоремы**. Отмеченной формулой называем выражение вида QA, где Q есть символ T или символ F, а A есть формула рассматриваемого языка. Условимся букву M использовать для обозначения конечных множеств отмеченных формул. Правила редукции исчисления TV1 есть следующие правила.

Правило $[T\&]$ есть множество всех упорядоченных пар $\langle M, M \cup \{TA, TB\}\rangle$, где $TA\&B \in M$.

Правило $[F\&]$ есть множество всех упорядоченных троек $\langle M, M \cup \{FA\}, M \cup \{FB\}\rangle$, где $FA\&B \in M$.

Правило $[T\vee]$ есть множество всех упорядоченных троек $\langle M, M \cup \{TA\}, M \cup \{TB\}\rangle$, где $TA \vee B \in M$.

Правило $[F\vee]$ есть множество всех упорядоченных пар $\langle M, M \cup \{FA, FB\}\rangle$, где $FA \vee B \in M$.

Правило $[T \supset]$ есть множество всех упорядоченных троек $\langle M, M \cup \{FA\}, M \cup \{TB\}\rangle$, где $TA \supset B \in M$.

Правило $[F \supset]$ есть множество всех упорядоченных пар $\langle M, M \cup \{TA, FB\}\rangle$, где $TA \supset B \in M$.

Правило $[T\neg]$ есть множество всех упорядоченных пар $\langle M, M \cup \{FA\}\rangle$, где $T\neg A \in M$ и $A \notin \{p_1, p_2, p_3, \ldots\}$.

Правило $[F\neg]$ есть множество всех упорядоченных пар $\langle M, M \cup \{TA\}\rangle$, где $F\neg A \in M$.

Определения применения правила редукции к множеству отмеченных формул, однопосылочного, двухпосылочного правил редукции, конфигурации, результата применения правила редукции к конфигурации, аналитической таблицы, начальной конфигурации данной аналитической таблицы, последней конфигурации данной аналитической таблицы, замкнутого множества отмеченных формул, замкнутой конфигурации, замкнутой аналитической таблицы и формулы, доказуемой в TV1, заимствованы из работы [2] или аналогичны соответствующим определениям из этой работы.

Теорема. *Для всякой формулы A верно: формула A доказуема в V1 тогда и только тогда, когда в TV1 существует замкнутая аналитическая таблица, начальная конфигурация которой есть* $\{\{FA\}\}$.

Автор выражает благодарность своему научному руководителю В.М. Попову за постановку задачи и помощь в работе.

Работа поддержана РГНФ, проект 10-03-00570а.

ЛИТЕРАТУРА

1. Арруда А. *Воображаемая логика Васильева.* Васильев Н. А. Воображаемая логика. – М., 1989.

2. Fitting M. C. *Intuitionistic logic model theory and forcing.* – Nath-Holl. Publishing company, Ams-London, 1969.

А. И. Субботин

Педагогический институт Южного федерального университета, lingard@mail.ru

О СЕМАНТИКЕ АКЦИДЕНТАЛЬНЫХ (ИНДИФФЕРЕНТНЫХ) СУЖДЕНИЙ

1. Что могут представлять из себя объекты, о которых идет речь в акцидентальных суждениях? Рассмотрим случай судебного разбирательства по делу об убийстве мужем жены. В споре между прокурором и адвокатом ими выдвигаются суждения, соответственно, типа: "Хороший семьянин" (Иван) & "Убил свою жену" (Иван) и "Хороший семьянин" (Иван) & "Не убивал свою жену" (Иван). Акцидентальным (индифферентным) суждением в данном случае будет следующее: "Хороший семьянин" (Иван) $\vee$ "Убил свою жену" (Иван). Именно это суждение *выражает задачу* судебного разбирательства. Н.А. Васильев потому и назвал такие суждения индифферентными, т. е. безразличными, что их определенность не завершена: не определена *позиция*, с точки зрения которой оно интерпретируется однозначно (из, по крайней мере, двух возможных, но неравноценных, т. е. выбор одной из них не может быть произвольным для суда). Объект, соответствующий этому суждению, в судебной практике называется *обвиняемый*, т. е. εИван